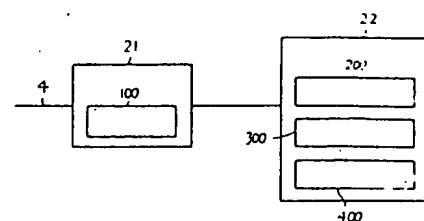


**(54) LINE FAULT PROCESSING SYSTEM**

(11) 4-38027 (A) (43) 7.2.1992 (19) JP  
 (21) Appl. No. 2-145781 (22) 4.6.1990  
 (71) FUJITSU LTD(1) (72) MASAYUKI IGUCHI  
 (51) Int. Cl.<sup>5</sup>. H04L1/00, H04L29/14

**PURPOSE:** To eliminate the need for excessive procedure and time up to retransmission and to preclude the fear of a missing data by devising it that a data failed in the transmission due to a fault of a communication line is immediately sent again after the fault is recovered.

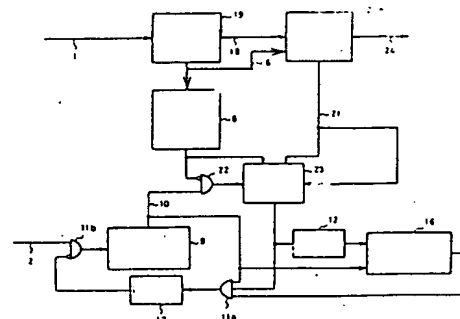
**CONSTITUTION:** A line fault detection means 100 of a line control section 21 monitors the occurrence state of a fault in a communication line 4 and informs the propriety of transmission of a data to a protocol control section 22 in response to the occurrence state of the fault in the communication line 4 when the transmission command of the data is received from a protocol control section 22. A data retransmission means 300 in the protocol control section 22 latches a data into a data latch means 200 when failed transmission is noticed from the line control section 21 and gives a command of the transmission of the data having been latched in the data latch means 200 to the line control section 21 again after lapse of a predetermined time. A transmission stop means 400 cancels transmission of the data to the line control section 21 when number of times of retransmission executed to the data latched in the data latch means 200 reaches a predetermined number of times.

**(54) BLOCK SYNCHRONIZING CIRCUIT**

(11) 4-38028 (A) (43) 7.2.1992 (19) JP  
 (21) Appl. No. 2-145920 (22) 4.6.1990  
 (71) NIPPON TELEGR & TELEPH CORP <NTT> (72) HIDEO TATSUNO(1)  
 (51) Int. Cl.<sup>5</sup>. H04L7/08, H04L1/00

**PURPOSE:** To prevent transit to re-hunting state after the recovery of synchronization till the establishment of synchronization even when a transmission line error rate is comparatively high by providing a control means replacing an input signal to a protection circuit into a bit error correction disable signal in response to the establishing state of a block to the block synchronization circuit.

**CONSTITUTION:** A syndrome calculation arithmetic circuit 19 receives a block code resulting from addition of a check bit to a digital data string and obtains a syndrome 6 based on a generation polynomial equal to that used by a sender side in order to obtain the said check bit from the data string being a component of the block code. An error correction detection circuit 20 applies bit error check and bit error correction to the block code based on the syndrome 6 and outputs a data 24 subjected to error correction and an error correction disable signal 21. Then the block synchronization is established by a protection circuit 16 protecting the establishment of the block synchronization by using the syndrome 6. In this case, AND circuit 22 and a selector circuit 23 being components of the control means replace an input signal to the protection circuit into the bit error correction disable signal 21 in response to the establishing state of the block synchronization.



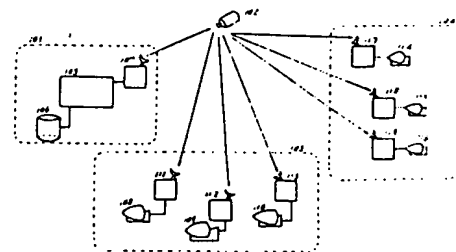
1: input data, 18: delay data, 24: data subjected to error correction, 8: block synchronization pattern detection circuit, a: control signal, 2: input clock, 9: frame counter, 13, 14: delay circuit

**(54) INFORMATION SERVICE SYSTEM**

(11) 4-38029 (A) (43) 7.2.1992 (19) JP  
 (21) Appl. No. 2-144305 (22) 4.6.1990  
 (71) HITACHI LTD (72) YASUKO FUKUZAWA(2)  
 (51) Int. Cl.<sup>5</sup>. H04L9/06, G06F15/00, G09C1/00, H04L9/14

**PURPOSE:** To make a common key generating time of the system almost independent of the increase in number of participants of the system by dividing a receiver terminal equipment into plural groups and devising the system so that only ID information by a group participant for generating a group common key is required in order that each receiver acquires a secret key.

**CONSTITUTION:** This system consists of plural groups 103, 104 each comprising plural reception stations and an information service station 101. The information service station 101 generates a secret key for service information cryptography and uses the secret key to cipher the service information, and generates a common key of each group corresponding to a distribution destination information string comprising each subscriber identifier of each group, uses the common key to cipher the secret key and sends the service information and the secret key to be ciphered respectively by means of multiple address communication. Each reception station receives the information from the information service station 101 and generates a common key of each group from the distribution destination information string for each group and uses the common key to decode a ciphered secret key. When the subscriber identifier is not included in the distribution destination information string of the group, the generation of the common key of the group is inhibited.



⑨ 日本国特許庁(JP)

⑩ 特許出願公開

⑫ 公開特許公報(A) 平4-38029

⑮ Int. Cl.<sup>3</sup>

H 04 L 9/06  
G 06 F 15/00  
G 09 C 1/00  
H 04 L 9/14

識別記号

3 3 0

庁内整理番号

7218-5L  
7922-5L

⑬ 公開 平成4年(1992)2月7日

7117-5K H 04 L 9/02

Z

審査請求 未請求 請求項の数 7 (全11頁)

⑭ 発明の名称 情報サービスシステム

⑯ 特 願 平2-144305

⑰ 出 願 平2(1990)6月4日

⑱ 発 明 者 福 澤 享 子 神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株式会社日立製作所システム開発研究所内  
⑱ 発 明 者 宝 木 和 夫 神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株式会社日立製作所システム開発研究所内  
⑱ 発 明 者 中 村 勲 神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株式会社日立製作所システム開発研究所内  
⑲ 出 願 人 株式会社日立製作所 東京都千代田区神田駿河台4丁目6番地  
⑳ 代 理 人 弁理士 小川 勝男 外1名

## 明 細 書

## 1. 発明の名称

情報サービスシステム

## 2. 特許請求の範囲

1. 複数の受信局を1つのグループとする複数のグループと、上記複数のグループの複数の受信局に情報を提供する情報サービス局とからなる情報サービスシステムにおいて、

情報サービス局は、情報サービスシステムの加入者の各加入者識別子から構成された配付先情報列を記憶する手段と、サービス情報暗号用の秘密鍵を生成し、上記秘密鍵を用いて、上記サービス情報を暗号化し、上記各グループの配付先情報列に対応した各グループの共通鍵を生成し、各グループの共通鍵を用いて、上記秘密鍵を暗号化し、暗号化されたサービス情報と、暗号化された秘密鍵を同報通信により送出するための手段を有し、

上記各受信局は、情報サービスシステムにおいて各受信局が属する各グループの加入者の各

加入者識別子から構成された配付先情報列を記憶する手段と、情報サービス局からの情報を受信するための受信部と、各グループ毎の前記配付先情報列から、各グループの共通鍵を生成する共通鍵生成部と、上記共通鍵を用いて、上記暗号化秘密鍵を復号するための復号部と、各グループの各加入者識別子を記憶するための記憶手段とを備え、

該加入者識別子が該グループの上記配付先情報列に含まれていないときに、上記該グループの共通鍵を生成することを禁止することとを特徴とする情報サービスシステム。

2. 請求項第1項記載の情報サービスシステムにおいて、

上記各受信局は、情報サービスシステムの、各受信局が属する各グループの識別子と、各受信局が属する各グループの加入者の各加入者識別子から構成された配付先情報列を記憶していることを特徴とする情報サービスシステム。

3. 前記受信局側共通鍵生成部、および前記記憶

手段は、前記受信局に着脱可能な回路装置により構成されることを特徴とする請求項第1項、第2項記載の情報サービスシステム。

4. 複数の受信局を1つのグループとする複数のグループと、上記複数のグループの複数の受信局に情報を提供する情報サービス局とからなる情報サービスシステムにおいて、

上記情報サービス局は、情報サービスシステムにおける全加入者の識別子を所定の順序で配列した全加入者の識別子情報列を記憶する手段と、サービス情報暗号用の秘密鍵を生成し、上記秘密鍵を用いて、上記サービス情報を暗号化する手段と、上記全識別子情報列からなる各グループ毎の配付先情報列を導出するための、配付先情報列の導出コードを記憶するためのテーブルと、上記グループ毎の配付先情報列に対応した共通鍵を作成するための共通鍵生成部と、上記グループ毎の共通鍵を用いて、上記秘密鍵を暗号化し、暗号化されたサービス情報に、上記配付先情報列導出コードと暗号化された秘密

とする請求項第4項記載の情報サービスシステム。

6. 複数の受信局を1つのグループとする複数のグループと、上記複数のグループの複数の受信局に、サービス情報を同報通信によって配布する情報サービス局とからなる情報サービス網のための情報サービスシステムにおいて、

上記情報サービス局は、全加入者の識別子から構成された全加入者の配付先情報列を記憶する手段と、サービス情報暗号用の秘密鍵を生成し、上記秘密鍵を用いて、上記サービス情報を暗号化する手段と、上記各グループ毎の配付先情報列から生成した各グループ毎共通鍵を用いて、上記秘密鍵を暗号化し、暗号化されたサービス情報を同報通信により送出する手段を有し、

上記受信局は着脱可能な回路装置に各加入者の識別子を記憶して、各加入者に配付する手段と、情報サービスシステムにおいて各受信局が属する各グループの加入者の各加入者識別子から構成された配付先情報列を記憶する手段と、

鍵を同報通信により送出するための手段を有し、

上記各受信局は、情報サービスシステムにおける各受信局が属する各グループの全加入者の識別子を所定の順序で配列した識別子情報列を記憶する手段と、上記情報サービス局が送出した暗号化されたサービス情報と、上記配付先情報列導出コードと暗号化された秘密鍵を受信するための受信部と、上記配付先情報列導出コードから導出される各グループ毎の配付先情報列から、各グループの共通鍵を生成する共通鍵生成部と、上記共通鍵を用いて、上記秘密鍵を復号するための復号部と、各グループの各受信局利用者の各加入者識別子を記憶するための記憶手段とを備え、

該加入者識別子が該グループの上記配付先情報列に含まれていないときに、上記該グループの共通鍵を生成することを禁止することを特徴とする情報サービスシステム。

5. 前記受信側共通鍵生成部は、前記受信局に着脱可能な回路装置により構成されることを特徴

上記サービス情報を、上記各受信局に装着された回路装置から出力される各グループの共通鍵を用いて、受信した暗号化秘密鍵を復号化し、上記秘密鍵を用いてサービス情報を復号化する手段を有し、

該回路装置は内部に記憶された該加入者識別子が該グループの上記配付先情報列に含まれていないときに、上記該グループの共通鍵を生成することを禁止することを特徴とする情報サービスシステム。

7. 複数の受信局を1つのグループとする複数のグループと、上記複数のグループの複数の受信局に、サービス情報を同報通信によって配布する情報サービス局とからなる情報サービス網のための情報サービスシステムにおいて、

上記情報サービス局は、全加入者の識別子を所定の順序で配列した全加入者の識別子情報列を記憶する手段と、サービス情報暗号用の秘密鍵を生成し、上記秘密鍵を用いて、上記サービス情報を暗号化する手段と、上記各グループ毎

の全加入者の識別子情報列からなる各グループ毎の配付先情報列に対応する複数の加入者識別子からなる配付先情報列を導出するための、配付先情報列導出コードを記憶し、上記グループ毎の配付先情報列に対応した共通鍵を生成し、上記グループ毎の共通鍵を用いて、上記秘密鍵を暗号化する手段と、暗号化されたサービス情報と、上記配付先情報列導出コードと暗号化された秘密鍵を同報通信により送出する手段を有し、

上記受信局は着脱可能な回路装置に各加入者の識別子を記憶して、各加入者に配付する手段と、情報サービスシステムにおいて各受信局が属する各グループの全加入者の識別子を所定の順序で配列した識別子情報列を記憶する手段と、上記暗号化されたサービス情報を、上記各受信局に装着された回路装置から出力される各グループの共通鍵を用いて、暗号化秘密鍵を復号化し、上記秘密鍵を用いてサービス情報を復号化し、

ないようにすることが重要である。

衛星通信等の同報性を持つ通信においては、物理レベルでの送出信号は基本的に受信者全員に伝わる。同報通信において情報の送信先の制御を行うためには、暗号通信を行うことが有効である。

よく知られているように、暗号通信を行う場合には、送信者は暗号化鍵で平文を暗号化してから送信する。受信者は暗号文を受信してから復号化鍵で暗号文を平文に復号化して、本来の情報を得る。暗号化鍵と復号化鍵はペアの関係になっていて、復号化鍵の持ち主のところだけが暗号文を復号化できる。すなわち、本来の情報が伝わる。復号化鍵を持っていないところでは、暗号文が復号化できない。すなわち、本来の情報が伝わらない。

このような暗号通信の特性を利用して、同報通信において送信先の制御を行うことができる。つまり、送信すべき複数の相手のところだけに復号化鍵を持たせるようにしてから、暗号文を同報で送信する。そうすると、送信すべき相手のところにだけ本来の情報が伝えられる。送信すべきでは

な回路装置は内部に記憶された該加入者識別子が該グループの上記配付先情報列に含まれていないときに、上記該グループの共通鍵を生成することを禁止することを特徴とする情報サービスシステム。

### 3. 発明の詳細な説明

#### (産業上の利用分野)

本発明は、同報暗号通信に用いる暗号鍵の配付方式に関する。

#### (従来の技術)

情報化社会の進展と共に、衛星通信やLAN(ローカルエリアネットワーク)、CATV(ケーブルテレビ)網等において同報通信を利用して情報通信サービスを行うことが可能になってきた。

情報通信サービスにおいては、映画情報、一般ニュース情報、市況情報、投資情報、ソフトウェア等数多くの情報に対し、情報を送るべき相手に漏れなく正しく情報を伝えることが重要である。さらに、機密性のある情報や高付加価値の情報に対しては、送るべきでない相手には情報が伝わら

ない相手のところには、物理的な信号は伝わるが復号化鍵がないので、本来の情報を得ることはできない。このような暗号通信を利用した限定同報において、次の問題が生じる。つまり、通常同報通信の受信者の数は多く、何千何万と存在する。また、情報サービスすべき情報の種類も多数存在する。

ここで、通信、情報の種類、およびそれをサービスする時刻が異なると、それを受信したいと要求する受信者も異なる。このため、情報サービスをする側にとっては膨大な受信パターンが生じる。受信パターンが異なる毎に、受信者のところの復号化鍵を設定し直すのは情報サービスをする側にとっては大変な負担になる。

この問題に対処する従来の技術として、特開昭63-280530号公報に1:Nの一方方向通信における秘密鍵共有装置が開示されている。

第7図に上記従来例の構成を示す。

この従来例においては、1:N( $N \geq 2$ )の通信を行う場合、次の動作を行う。つまり、3人以

上の双方向の秘密通信を行う際、通信当事者は、それぞれ独立に、自分が保持している秘密鍵共有装置CRの入力端子2701から自分以外のグループのメンバーの全ての識別コードIDを入力する。例えば、グループのメンバーが、ユーザA、ユーザB、ユーザCであるとする。ユーザAは、自分が保持している秘密鍵共有装置CRの入力端子2701から自分以外のグループのメンバー、ユーザBの識別コードIDB、ユーザCの識別コードIDCを入力する。入力端子2701から入力された前記識別コードIDBとIDCは、全ユーザに共通な一方向性関数F(\*)発生機2702で一方向性関数F(IDB)、およびF(IDC)となり、関数比較機2704に入力されず、第3のメモリ2708に予め入力されているネットワーク、又はデータ通信システムのユーザに共通に与えられている乱数Rと、一方向性関数F(IDA)とを、法2の加算機2709で加算し、一方向性関数値r<sub>a</sub>を得る。

$$r_a = R \oplus F(IDA) \oplus F(IDB) \oplus F(IDC)$$

$r_a = R \oplus F(IDB) \oplus F(IDA) \oplus F(IDC)$   
一方向性関数加算値r<sub>a</sub>は、全ユーザに共通な一方向性関数f(\*)発生機2706に入力され、 $K_{abc} = f(r_a)$

となり、秘密通信のための秘密鍵K<sub>abc</sub>として、出力端子2707から出力される。ユーザBは、このグループにのみ共通の秘密鍵K<sub>abc</sub>を用いて秘密通信を行う。

ユーザCは、自分が保持している秘密鍵共有装置CRの入力端子2701から自分以外のグループのメンバー、ユーザAの識別コードIDA、ユーザBの識別コードIDBを入力する。入力端子2701から入力された前記識別コードIDAとIDBは、全ユーザに共通な一方向性関数F(\*)発生機2702で一方向性関数F(IDA)、およびF(IDB)となり、関数比較機2704に入力されず、第3のメモリ2708に予め入力されているネットワーク、又はデータ通信システムのユーザに共通に与えられている乱数Rと、一方向性関数F(IDC)とを、法2の加算機2709で

一方向性関数加算値r<sub>a</sub>は、全ユーザに共通な一方向性関数f(\*)発生機2706に入力され、 $K_{abc} = f(r_a)$

となり、秘密通信のための秘密鍵K<sub>abc</sub>として、出力端子2707から出力される。ユーザAは、このグループにのみ共通な秘密鍵K<sub>abc</sub>を用いて秘密通信を行う。

同様に、ユーザBは、自分が保持している秘密鍵共有装置CRの入力端子2701から自分以外のグループのメンバー、ユーザAの識別コードIDA、ユーザCの識別コードIDCを入力する。入力端子2701から入力された前記識別コードIDAとIDCは、全ユーザに共通な一方向性関数F(\*)発生機2702で一方向性関数F(IDA)、およびF(IDC)となり、関数比較機2704に入力されず、第3のメモリ2708に予め入力されているネットワーク、又はデータ通信システムのユーザに共通に与えられている乱数Rと、一方向性関数F(IDB)とを、法2の加算機2709で加算し、一方向性関数値r<sub>a</sub>を得る。

一方向性関数F(IDC)とを、法2の加算機2709で加算し、一方向性関数値r<sub>a</sub>を得る。

$r_a = R \oplus F(IDA) \oplus F(IDB) \oplus F(IDC)$   
一方向性関数加算値r<sub>a</sub>は、全ユーザに共通な一方向性関数f(\*)発生機2706に入力され、 $K_{abc} = f(r_a)$

となり、秘密通信のための秘密鍵K<sub>abc</sub>として、出力端子2707から出力される。ユーザCは、このグループにのみ共通の秘密鍵K<sub>abc</sub>を用いて秘密通信を行う。

ところで、従来の技術には次の2つの問題がある。例えば、ユーザAの処理において、秘密鍵共有装置CRにIDBおよびIDCを入力する代りに、IDB、IDC、IDA、およびIDDを入力したとする。ここでIDDは第4のユーザDのIDであるとする。これは、もしユーザAがそういう意図をもっていれば可能である。この場合加算機2709の計算結果は

$$r'_a = R \oplus F(IDA) \oplus F(IDB) \oplus F(IDC) \oplus F(IDD)$$

$$\begin{aligned}
 &= R \oplus F(IDA) \oplus F(IDA)F(IDB) \oplus F(IDC) \\
 &\quad \oplus F(IDD) \\
 &= R \oplus F(IDB) \oplus F(IDC) \oplus F(IDD)
 \end{aligned}$$

となる。なんとすれば $\oplus$ (排他的論理和)の演算は演算の順序を代えても同じ結果であり、

$$F(IDA) + F(IDA) = 0$$

となるためである。この $r'$ はユーザB、ユーザCとユーザDの間での秘密通信のための秘密鍵である。つまり、ユーザAはそういう意図をもっていれば、自分を含まない他のユーザ間の秘密鍵を得ることができる。このことはネットワークの全ユーザについていえるので、公知例では $1:N$ ( $N \geq 2$ )の通信が行われているときに、本来グループ通信に加わるべきではないユーザでもその気になれば、暗号通信を傍受し復号化できるという問題が生じた。

また、上記従来技術においては、 $1:N$ の暗号通信において、該当する $N+1$ 人のユーザが、具体的にどの相手と通信するかを知るための手段が

示されていない。例えば、前述のユーザAの処理において、ユーザAはユーザE、ユーザFとではなくユーザB、ユーザCとグループ通信をするということを知らなければ前記秘密鍵の生成を行うことはできない。公知例では入力端子2701にID情報が入力されることから、だけか一人のユーザが前処理としてユーザ名を関係者に知らせるような処理が想定されるが、 $1:N$ の $N$ が大きい場合(例えば $N=1$ 万)、 $N \times ID$ の長さ分の通信を予め行う必要が生じ、負荷が大である、という問題が生じる。

上述の如き問題点を解決するために、複数ユーザ間で、秘密通信を行うシステムにおいて、第三者がその暗号文を傍受し内容を読むことができないようにすることを第一の目的とし、さらに、本発明は、複数ユーザが秘密通信を行う度に、相互に各IDを知り合う状態にするため、該ユーザ全員分のIDを含む情報を毎回送らずに済むようにしてシステム全体としての負荷を軽減することを第二の目的とする限定同報用暗号鍵配付方式

(特願平1-282960号)が提案されている。

(発明が解決しようとする課題)

ところで、上記限定同報用暗号鍵配付方式は、 $N$ の端末に共通の秘密鍵生成用のデータを、センタが $N$ 個の端末に配付し、この秘密鍵生成用のデータから、各端末が公開されているID情報を用いて、秘密鍵を生成する。ここで、公開されているID情報とは、システム参加者の全員のID情報である。従って、システム参加者の数が無制限に大きくなれば、各受信者が秘密鍵を得るために必要な秘密鍵生成用のID情報が無制限に増大し、秘密鍵生成時間も無制限に増大し、システム全体として負荷が大きくなる。

本発明は上記の問題点を解決することを目的としてなされたものである。

(課題を解決するための手段)

この問題を解決するために、本発明においては、次の手段をとる。

1. 受信者端末を、 $m$ 個のグループ $G(i)$ に分割し、各グループの任意の $n$ 個のID情報を入力

データとし、各グループに属する受信者のID情報全てに対しハッシュトータルをとり、これを各グループの共通鍵とする。

2. 各グループの共通鍵で秘密鍵を暗号化し、暗号化秘密鍵を配付する。

(作用)

上記の手段により、次のような効果が得られる。

1. 複数のユーザに対し、 $1:N$ の秘密通信を行うシステムにおいて、参加者数が無制限に大きくなっても、各受信者が秘密鍵を得るためには、グループ共通鍵生成用のグループ参加者分のID情報のみを必要とし、ほぼグループ共通鍵生成時間を必要とするだけで、無制限に増大することはなく、システム全体として負荷が大きくなりすぎない。
2.  $N$ の数が増大した場合にも、容易に対処することができ、システムが稼働途中であっても、論理的なグループ数の増加と、情報サービスセンタの若干の負荷増加によって容易に対処できる。

## 〔実施例〕

第1図～第6図において、本発明の実施例を示す。

## 〔実施例1〕

第1図は、本実施例のシステム構成を示す図である。

第1図は大きく分けて、情報サービス局101、情報利用グループ103、情報利用グループ104から構成される。

情報サービス局101において、情報サービス装置105は、ファイル106に蓄積されたサービス情報を、地球局107から、衛星通信102を介して、論理的に $m$ 個に分割され、グループの1つである、情報利用グループ103の利用者端末108、109、110に、地球局111、112、113を介して、あるいは情報利用グループ104の利用者端末114、115、116に、地球局117、118、119を介して配付する。

第1図に示すシステムでは、限定同報通信を、

情報サービス局の情報サービス装置105処理手順を示す。

step201 : 始め

step202 : 秘密鍵 $K$ を生成する。

step203 : ファイル106に蓄積されたサービス情報( $M$ )を、秘密鍵 $K$ で暗号化し、これを暗号化データ( $C$ )とする。

step204 : 秘密鍵 $K$ 配付データを生成する。

step205 : 暗号化データ( $C$ )と秘密鍵 $K$ 配付データを、地球局107から衛星通信102を介して同報通信により配付する。

step206 : 終わり。

第3図は、第2図の処理図における、情報サービス局の秘密鍵 $K$ 配付データを生成処理(step204の詳細)手順を示す。

step301 : 始め

step302 : 多数の受信者を $m$ 個のグループ $G(i)$  ( $1 \leq i \leq m$ )に分割する。

step303 :  $i = 0$ とする。

step304 :  $i < m$ ならばstep305に、 $i = m$ な

らばstep306に進む。  
IDベース鍵管理に基づく暗号通信制御によって実現する。つまり、データ送信者である情報サービス局は、受信者のうち $N$ 人を任意に選んで $1:N$ 通信を行うとき、IDベース鍵管理に基づく暗号通信制御を行う。IDベース鍵管理とは、送信者の識別名、および受信者の識別名をもとに、受信者だけで共通の暗号鍵を生成する方式である。ここで用いるIDベース鍵管理方式は、特願平1-282960で知られている。

第6図(a)は、第1図のシステム構成図における情報利用グループ103の受信端末者108、109、110の夫々が保持しているか、あるいはグループ103として共通に参照可能な公開データの一例を示す。

第6図(b)は、第1図のシステム構成図における、情報利用グループ104の受信端末114、115、116の夫々が保持しているか、あるいはグループ104として共通に参照可能な公開データの一例を示す。

第2図は、第1図のシステム構成図における、

らばstep305に進む。

step305 : グループ $G(i)$ のうちの、データ受信者である、 $n$ 個の端末の共通鍵 $GK(i)$ を、IDベース鍵管理方式によって、送信者の識別名、および受信者の識別名、乱数等をもとに生成する。

step306 : グループ $G(i)$ の共通鍵 $GK(i)$ で秘密鍵 $K$ を暗号化し、これを $K'(i)$ とする。

step307 :  $i = i + 1$

step308 : グループ $G(i)$  ( $1 \leq i \leq m$ )の共通鍵 $GK(i)$ 生成用のデータと、暗号化秘密鍵 $K'(i)$ を編集し、これを秘密鍵 $K$ 配付データとする。

step309 : 終わり。

第4図は、第1図のシステム構成図における、情報利用端末の処理手順を示す。ここでは、端末108の処理を示す。

step401 : 始め

step402 : 情報サービス局より配付された限定同報データを受信する。

step403 : 秘密鍵 $K$ 配付データのうち、受信者

108が属するグループ103の制御情報を読みとり、端末108の属するグループG(i)の配付データに対応するID情報を、第6図(a)のグループ共通の参照可能な公開データを読みだす。

step404 : ICカードをコールし、共通鍵GK(i)を生成する。

step405 : 共通鍵GK(i)で、暗号化秘密鍵K'(i)を復号化し、秘密鍵Kを得る。

step406 : 秘密鍵Kで、暗号化データ(C)を復号化し、データ(M)を得る。

step407 : 終わり。

第5図は、第2図の処理図における、情報サービス局の秘密鍵K配付データの構成例を示す。

秘密鍵配付データは、グループ1の識別子と、グループ1の配付先制御情報と、秘密鍵Kを配付先制御情報に対応したID情報で生成したグループ1の共通鍵で暗号化した暗号化秘密鍵K'(1)、およびグループ2～グループmについて、同様に生成されたデータから成る。

秘密鍵を配布する時刻や、配付する秘密鍵の種類に応じて、生成するグループ共通鍵を変えることができる。

#### 〔実施例2〕

グループ103の受信端末者108が、鍵生成用のICカードと、グループ103の参加者のID情報を持って、移動先のグループ104の受信端末117から、情報サービスを受ける場合にも、実施例1と同じ効果もたらすことが可能である。

本実施例実行の結果、移動先での情報サービスの利用を容易に実現できる。

#### 〔変形例3〕

グループ103の受信端末者108が、鍵生成用のICカードのみを保持していて、グループ103の参加者のID情報を持っていない状況下で、移動先のグループ104の受信端末117から、情報サービスを受ける場合に、グループ103の正規の受信端末者109、あるいは正規の鍵共有サービスを行う受信端末者110が所持した秘密鍵

本実施例実行の結果、各グループの受信者は、情報サービスシステムの全ての参加者の依存するのではなく、各グループの情報サービスシステム参加者だけに依存して、共通鍵を生成することができる。従って、情報サービスシステムへの参加者の増減に、容易に対処することができる。

#### 〔変形例1〕

実施例1の第5図の秘密鍵K配付データにおいて、各グループの識別子を使用せず、所定の配列を用いることにより、各グループの配付先制御情報を読み込む。

本変形例実行の結果、情報サービス局が生成、管理する秘密鍵K配付データを短くすることができる。

#### 〔変形例2〕

実施例1の第5図の秘密鍵K配付データにおいて、各グループの識別子、暗号化された秘密鍵の他に、各グループの共通鍵生成で用いた乱数等のデータを含ませる。

本変形例実行の結果、グループ共通鍵の種類を、

を、受信端末者109と移動先の受信端末者108との間で、IDベース鍵管理に基づく暗号通信制御によって共有することも可能である。

本変形例実行の結果、グループのID情報を充分に持たない場合にも、正規の受信端末者のサービスによって、秘密鍵を容易に得ることができる。

#### 〔変形例4〕

変形例1において、鍵生成用のICカードが通信機能をもち、移動先から情報サービスを受ける場合に、同グループの正規の受信者が所持した秘密鍵を、正規の受信者のID情報からIDベース鍵管理に基づく暗号通信制御によって共有することも可能である。

本変形例実行の結果、グループのID情報を充分に持たない場合にも、正規の受信端末者のサービスによって、秘密鍵を容易に得ることができる。

#### 〔発明の効果〕

本発明により、次のような効果が得られる。

1. 複数のユーザに対し、1:Nの秘密通信を行うシステムにおいて、第3者がその暗号文を傍

受し、内容を変更することを防止できる。

2. システムが稼働途中に、Nの数が増大した場合にも、論理的なグループ数の増加と、情報サービス局の若干の負荷増加によって容易に対処することができる。新たな情報利用者の参加に伴って、各情報利用者の保持するID情報をアップデートする必要がない。

3. 本システムを想定して、高速化、負荷の縮小が求められる受信端末側の鍵生成時間を試算したところ、次の結果を得ている(90 C I S 限定同報暗号通信による、ソフトウェア配布保護の方法、宝木他、参照)。

すなわち、1グループの構成を1000端末とし、1対1000の暗号通信の場合、ICカード内部で一つの暗号鍵を生成するのに要する時間は、 $64 \text{ ビット} \times 1000 / 80 \text{ Kbps} = 0.8 \text{ 秒}$ 程度となる。ただし、この処理の前に、 $64 \text{ ビット} \times 1000 = 64 \text{ Kビット}$ のデータをICカードに入力する必要があり、このため、少なくとも  $64 \text{ Kビット} / 9.6 \text{ Kbps} = 6.7 \text{ 秒}$  の I/O

時間を要する。従って、1対1000の限定同報暗号通信を行うとき、2個の暗号鍵を共有するためには、 $6.7 + 0.8 \times 2 = 8.3 \text{ 秒}$ 以上をICカードのところで費やすことになる。しかし、この8.3秒+αのロス時間は、通常、計算機プログラムのダウンロードが発生する間隔やダウンロードに関する時間に比べて小さく、許容できるものである。

上記の例を用いて、システムの参加者を10000000端末を想定し、論理的に10000グループに分割する場合を考える。情報サービス局が生成し、配付する秘密鍵K配付データは、 $10000000 \text{ ビット (配付先情報)} + 64 \text{ ビット (暗号化秘密鍵データ)} \times 10000 + 8 \text{ ビット (グループ識別子)} \times 10000 = 10.720 \text{ Mビット}$ 程度となる。衛星通信を利用した場合、15 Mbps程度以上は可能であり、秘密鍵K配付データの受信は1秒程度と考えられる。各グループの共有鍵生成時間は、上記の結果から約8.3秒、共通鍵による暗号化秘密鍵の復号処理速度は2.7

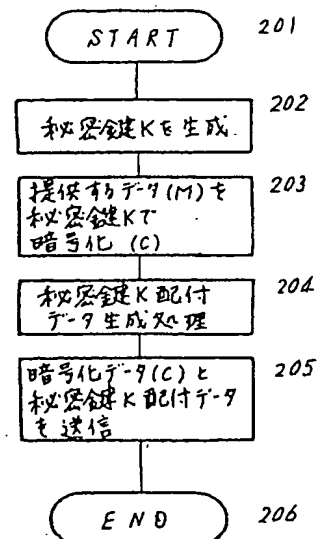
Mbps (暗号方式として、ハイセキュリティマルチ: Hisecurity-Multiを使用)である。従って、情報サービス局のサービス開始から、各端末が秘密鍵を得るまでの時間は10秒程度で可能となり、本システムでの共有鍵生成時間は、システムの参加者の数にほとんど影響されない。システムの参加者の増加にほとんど無関係に、情報利用者の鍵生成時間が保証される。

#### 4. 図面の簡単な説明

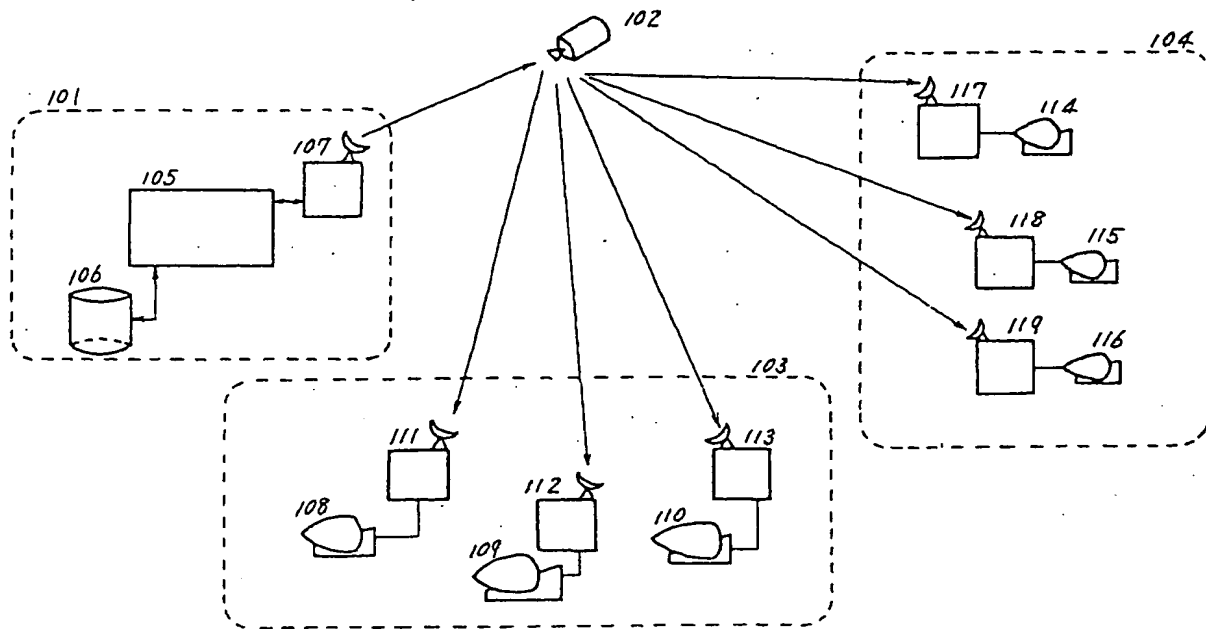
第1図は、本発明の実施例のシステム構成を示す模式図。第2図、第3図は、第1図のシステム構成において、情報サービス局の処理の概要を示すフロー図。第4図は、情報利用者の処理の概要を示すフロー図。第5図は、第2図の配付データのうち、送信先制御情報と暗号化秘密鍵データを示す図。第6図は、グループG(i)の各端末が保持するID情報の一例を示す図。第7図は、従来方法を示すブロック図である。

代理人 井理士 小川 陽男

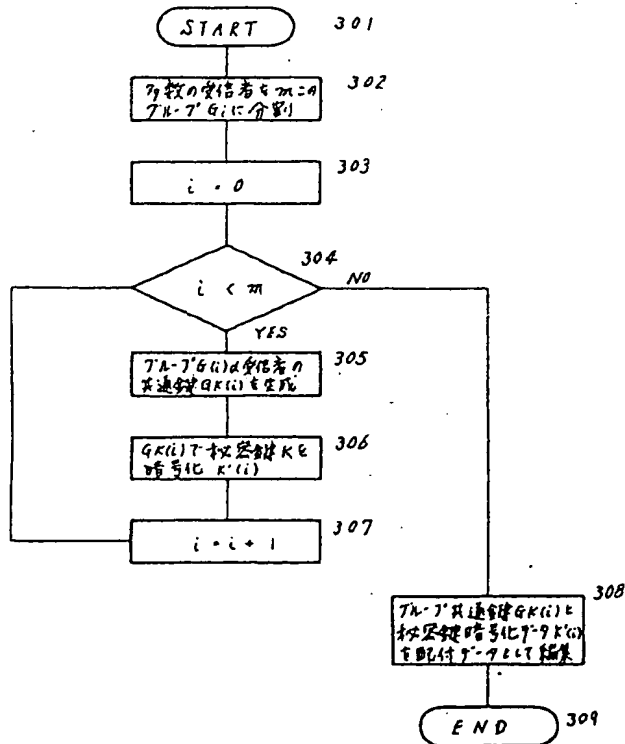
#### 第 2 図



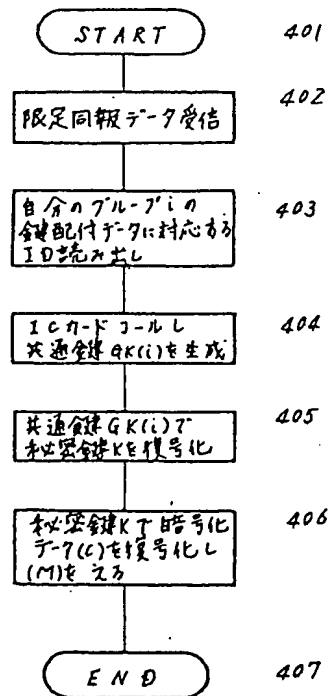
第 1 図



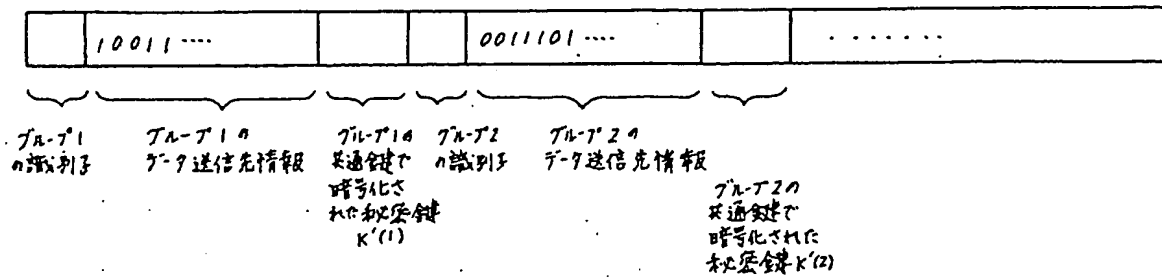
第 3 図



第 4 図



第 5 図



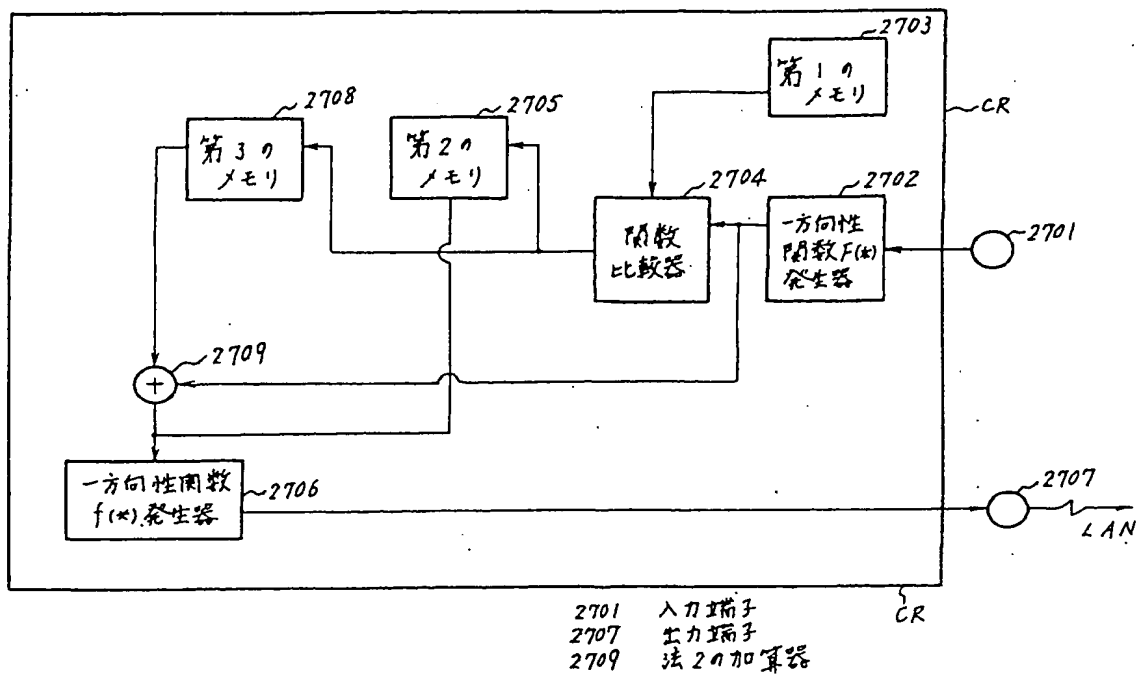
第 6 図 (a)

| ユーザ名称   | I D 情報           |
|---------|------------------|
| IC1-001 | 900205 Y A S U K |
| IC1-002 | 890907 O K A D A |
| IC1-003 | H. Y A 890108*   |
| ...     | ...              |

(b)

| ユーザ名称   | I D 情報           |
|---------|------------------|
| IC2-001 | 56F013AB4203RIFE |
| IC2-002 | J. G * 62080301  |
| IC2-003 | システム 1218-123    |
| ...     | ...              |

第 7 図



【公報種別】 特許法第17条の2の規定による補正の掲載  
 【部門区分】 第7部門第3区分  
 【発行日】 平成10年(1998)10月23日

【公開番号】 特開平4-38029  
 【公開日】 平成4年(1992)2月7日  
 【年通号数】 公開特許公報4-381  
 【出願番号】 特願平2-144305  
 【国際特許分類第6版】

H04L 9/08  
 G06F 15/00 330  
 G09C 1/00 630

【F I】

H04L 9/00 601 B  
 G06F 15/00 330 Z  
 G09C 1/00 630 B

# 手続補正書

平成 9 年 1 月 24 日

特許庁長官 殿

事件の表示 平成2年 特許願 第 144305 号

補正をする者 事件との関係 特許出願人  
 名称 (510) 株式会社 日立製作所

代理人 居所 〒100 東京都千代田区丸の内一丁目5番1号  
 株式会社 日立製作所内  
 電話 東京 312-1111(大代表)  
 氏名 (6850) 井野士 小川 勝 男

補正の対象 1. 明細書の「発明の名称」の欄  
 2. 明細書の「特許請求の範囲」の欄  
 3. 明細書の「発明の詳細な説明」の欄

## 補正の内容

7773 04 7477 0401

1. 発明の名称を「暗号を用いた通信方法」に補正する。
2. 特許請求の範囲を別紙の通り補正する。
3. 発明の詳細な説明を以下の通り補正する。  
 (1) 明細書第8頁第8行~第9行に記載した「本発明は・・・に関する。」を  
 削除し、以下の文を追加する。  
 「本発明は、暗号を用いた通信方法に係り、特に、1つの情報サービス局が  
 グループ分けされた受信局にデータを送るのに好適な暗号を用いた通信方  
 法に関する。」

以上



## 別紙

## 特許請求の範囲

1. 各々が1つ以上の受信局から構成される情報利用グループと、情報サービス局とからなる情報サービスシステムにおいて前記サービス局が前記複数の受信局にサービス情報を配布するための符号を用いた通信方法であって、

前記情報サービス局において、

秘密鍵Kを生成し、

前記サービス情報を当該秘密鍵を用いて暗号化することにより暗号化データを生成し、

各情報利用グループ毎に、送信者の識別名、受信者の識別名および乱数をもとに共通鍵GK(i)を生成し、

当該生成した各情報利用グループの共通鍵GK(i)を用いて前記秘密鍵Kを暗号化することにより暗号化秘密鍵K'(i)を生成し、

各情報利用グループの共通鍵GK(i)生成用のデータと暗号化秘密鍵K'(i)を組合して秘密鍵K配布データを生成し、

前記暗号化データと前記秘密鍵K配布データを同種通信により各受信局に送信することを特徴とする符号を用いた通信方法。

2. 各受信局において、

受信した前記秘密鍵K配布データの当該受信局が属する情報利用グループの共通鍵GK(i)生成用のデータから共通鍵GK(i)を生成し、

生成した共通鍵GK(i)で受信した暗号化秘密鍵K'(i)を復号化することにより秘密鍵Kを生成し、

生成した秘密鍵Kで受信した暗号化データを復号化することを特徴とする符号を用いた通信方法。